



PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number: 2000101631 A

(43) Date of publication of application: 07.04.2000

(51) Int. Cl. H04L 12/46
H04L 12/28

(21) Application number: 11236598
(22) Date of filing: 24.08.1999
(30) Priority: 05.09.1998 EP 98 98116791

(71) Applicant: INTERNATL BUSINESS MACH
CORP <IBM>
(72) Inventor: ILIADIS ILIAS
SCOTTON PAOLO

(54) **METHOD FOR GENERATING OPTIMUM PNNI
COMPOSITE NODE REPRESENTATION FOR
RESTRICTED COST, NETWORK DEVICE, AND
PNNI NETWORK**

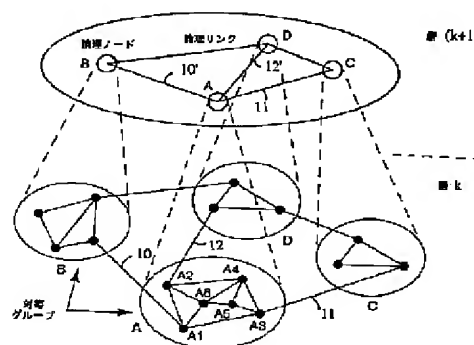
(57) Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To obtain a method which is fast and reliable by deciding several nodes as border nodes, providing a data base which has cost items between all pairs of the border nodes, checking the cost items, constituting the optimum composite node representation of a logical group, and deriving the optimum composite node representation of a PNNI equal group.

SOLUTION: The whole PNNI group is represented as a single node by using a PNNI layer. When this principle is used, the complexity in line design is reduced. Nodes A, B, and C in a layer (k) are clustered to form a node of a layer k+1. Three of nodes of the PNNI equal

groups A in the layer (k) have links 10, 11, and 12 connecting the equal group A to other equal groups B, C, and D, so they have special duties. Those nodes are called border nodes. The equal groups include nodes and links connecting pairs of nodes and some of the nodes are border nodes.

COPYRIGHT: (C)2000,JPO



(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号
特開2000-101631
(P2000-101631A)

(43) 公開日 平成12年4月7日(2000.4.7)

| | | | |
|---------------------------|------|---------------|--------------|
| (51) Int.Cl. ⁷ | 識別記号 | F I | テーマコード* (参考) |
| H 0 4 L 12/46 | | H 0 4 L 11/00 | 3 1 0 C |
| 12/28 | | 11/20 | D |

審査請求 有 請求項の数22 O L (全 14 頁)

(21) 出願番号 特願平11-236598

(22) 出願日 平成11年8月24日(1999.8.24)

(31) 優先権主張番号 9 8 1 1 6 7 9 1, 9

(32) 優先日 平成10年9月5日(1998.9.5)

(33) 優先権主張国 ヨーロッパ特許庁 (E P)

(71) 出願人 390009531
インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレーション
INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION
アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州
アーモンク (番地なし)

(72) 発明者 イーリアス・イリアディス
スイス シー・エイチ8803 リュシュリコン
シュローズ・シュトラッセ29

(74) 代理人 100086243
弁理士 坂口 博 (外1名)

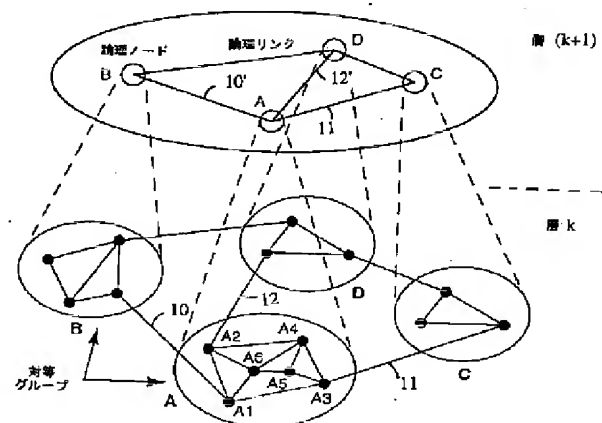
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 制限的コストのための最適PNNI複合ノード表現を生成する方法、ネットワーク装置およびPNNIネットワーク

(57) 【要約】

【課題】 PNNI対等グループの最適複合ノード表現の集合を構成するための方法等を提供すること。

【解決手段】 前記対等グループが、ノードの対を接続するリンクを含み、ノードのうちのいくつかは、境界ノードであり、さらに、境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベース(コスト行列)を含む。入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討する。最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成する。前記複合ノード表現から前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現を導出する。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を生成する方法において、前記対等グループが、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、ノードのうちのいくつかは、境界ノードであり、さらに、境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベース（コスト行列）を含み、前記方法がさらに、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討するステップと、
b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成するステップと、
c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を導出するステップとを含む方法。

【請求項2】 前記コスト項目が、ステップa. を実行する前に昇順または降順でソートされる、請求項1に記載の方法。

【請求項3】 1つまたは複数の論理グループが定義され、その後、前記論理グループ表現が得られるまで後続論理グループ内で入れ子にされるように、前記コスト項目が、ステップa. で昇順で検討される、請求項1に記載の方法。

【請求項4】 各論理グループの前記最適複合ノード表現が、前記それぞれの論理グループが定義された直後に構成される、請求項3に記載の方法。

【請求項5】 ステップb. が、ステップa. と並列に実行される、請求項3に記載の方法。

【請求項6】 コスト項目がステップa. で昇順または降順または他の順序のどれで検討されたかに無関係に、前記論理グループ表現が同一である、請求項1に記載の方法。

【請求項7】 ステップa. が、前記入れ子になった論理グループの論理グループを定義するために、

i. コスト項目を有する前記データベースから、特定のコスト項目を取り出すステップと、

i i. 前記特定のコスト項目に等しいコスト項目によって接続されている境界ノードの対のすべてを選択するステップと、

i i i. 前記論理グループを定義するために、ステップi i. で選択された境界ノードのすべての対をグループ化するステップとを含む、請求項1に記載の方法。

【請求項8】 前記PNNI 対等グループ内にn個の境界ノードがある場合に、前記データベースが対称の $n \times n$ コスト行列になる、請求項1に記載の方法。

【請求項9】 前記コストが、制限的コストである、請求項1に記載の方法。

【請求項10】 コスト項目を有する前記データベースが、ステップa. を実行する前に計算される、請求項1に記載の方法。

【請求項11】 最適複合ノード表現の集合が生成される、請求項1に記載の方法。

【請求項12】 ステップa. が、グループ展開処理である、請求項1に記載の方法。

【請求項13】 ステップa. で、前記入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが、この特定の論理グループ内の境界ノードの対の間のコストより大きい、請求項1に記載の方法。

【請求項14】 PNNI 対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路を計算するための方法において、前記PNNI 対等グループが、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、前記ノードのうちのいくつかは、境界ノードであり、さらに、境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベース（コスト行列）を含み、前記方法が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討するステップと、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成するステップと、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を導出するステップと、

d. PNNI 対等グループの前記最適複合ノード表現から前記最適経路を導出するステップとを含む方法。

【請求項15】 ステップd. で、前記最適経路を導出するために経路計算アルゴリズムが使用される、請求項14に記載の方法。

【請求項16】 ・プロセッサと、

・PNNI ネットワークの一部であり、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、前記ノードのうちのいくつかは境界ノードである、PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を計算するための、プロセッサによって実行される命令と、

・前記PNNI 対等グループの境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベースとを含み、前記計算が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定

の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討し、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成し、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現を導出するものである、PNNIネットワークで使用するためのネットワーク装置。

【請求項17】リンクへの接続のためのポートと、前記ポートを介する前記リンクへの前記最適複合ノード表現の送信のためのインターフェースとを含む、請求項16に記載のネットワーク装置。

【請求項18】リンクへの接続のためのポートと、別のネットワーク装置から前記リンクを介して最適複合ノード表現を受信するためのインターフェースとを含む、請求項16に記載のネットワーク装置。

【請求項19】前記PNNI対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路の計算のための命令セットを含む、請求項16に記載のネットワーク装置。

【請求項20】ノードとノードの対を接続するリンクとを有するPNNI対等グループを含むPNNIネットワークにおいて、前記ノードのうちのいくつかが境界ノードであり、1つの境界ノードが、

- ・プロセッサと、
- ・前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現の計算のための、前記プロセッサによって実行される命令と、

- ・前記PNNI対等グループの境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベースとを含み、前記計算が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが一定であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討し、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成し、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現を導出するものである、PNNIネットワーク。

【請求項21】前記最適複合ノード表現が、前記1つの境界ノードから前記PNNI対等グループ内の他の境界ノードへ送信される、請求項20に記載のPNNIネットワーク。

【請求項22】前記PNNI対等グループの2つの境界

ノードの間の最適経路の計算のための手段を含む、請求項20に記載のPNNIネットワーク。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、PNNI複合ノード表現の計算に関し、具体的には、最適PNNI複合ノード表現の集合の計算に関する。

【0002】

【従来の技術】非同期転送モード(ATM)スイッチが通信するために、Private Network-to-Network Interface (PNNI) と称する標準規格ベースのシグナリングおよび経路指定プロトコルの組が使用される。PNNIは、ATMネットワークで使用するための包括的なシグナリング・プロトコルであり、総合的な経路指定およびシグナリング標準規格である。主な特徴に、相手選択接続(SVC)と、動的経路指定機能がある。サービス品質(QoS)パラメータもサポートされる。PNNIは、1996年にATM Forumによって承認され、多数のATMシステムに見られる。

【0003】PNNIは、スイッチが指定経路を更新でき、リンク障害の場合に代替再経路指定を形成できるようにするために、動的情報交換をサポートする。帯域幅要求とQoSをサポートするために、ローカルPNNIスイッチは、ネットワーク・トポロジを知る必要がある。ネットワークが端末間QoS(たとえば要求された帯域幅)をサポートできるかどうかと、その経路が使用可能であるかどうかを知ることが、ローカル・スイッチが呼の一貫性に関して妥協せずに呼を受け入れることのできる唯一の方法である。このような情報は、ネットワークが形成される時に手作業で確立することができる。しかし、新しいスイッチが追加された時やトポロジが変更された時にネットワーク上のすべてのスイッチに知らせる必要があると、非常に労力が多く、誤りの可能性も高まる。唯一の効果的な処理は、スイッチに定期的に互いに情報を交換させることである。PNNIでは、次の節で述べるように、このような情報交換が必要である。

【0004】トポロジ情報は、定期的にまたは、ネットワーク内のすべてのスイッチが最新のビューを確実に有するようにするために重要な変更が行われた時に、自動的に交換される。スイッチは、共通のATMプレフィクスの下で対等グループを形成する。対等グループリーダ(PGL)が、各対等グループ内で選択されて、上位レベルでその対等グループを代表する。PGLは、2つの対等グループの間を接続するノードである必要はない。効率的な手順によって、情報交換の頻度と交換される情報量が調節され、その結果、帯域幅が節約される。

【0005】スイッチが更新情報を受け取った場合、その更新情報は、既存のトポロジ情報と比較され、変更内容が自動的に更新される。情報交換の効果は、宛先に到達する能力の増大である。代替再経路指定を提供するこ

とによって、一般に使用される経路に障害が発生した場合に、代替経路が使用可能であれば、代替経路が宛先への到達に使用される。トポロジ情報が更新済みであることによってのみ、このような分散された知的な決定を行うことをスイッチに委ねることができる。

【0006】総合的な複雑さ、必要なメモリの量および、特に経路選択の複雑さを減らすために、PNNIでは、上で示したように、トポロジ集約のための階層型モデルが使用される。この階層のさまざまなレベルで、PNNI対等グループは、例えば、図1に示すように単一のノードによって1つ上のレベルで表現される。

【0007】PNNIは、交換システムを対等グループと呼ばれる論理的な集合に編成する、階層型リンク状態経路指定プロトコルである。PNNIでの隣接呼確立は、2つの動作からなる。ノードは、ノードがお互いを知るようにするプロトコルを使用して、Helloパケットを介して対等グループ識別子(PGID)を交換することによって対等グループを形成する。ノードが同一のPGIDを有する場合には、それらのノードは、その特定のPGIDによって定義される対等グループに属すると仮定し、PGIDが異なる場合には、異なる対等グループに属すると仮定する。境界ノードは、対等グループ境界をまたぐリンクを少なくとも1つ有する。Helloプロトコルでは、交換は、SVCCベースの経路指定制御チャネル(SVCC-RCC)と称する論理リンクを介して行われる。PNNIでは、あるノードから見える経路指定ドメインの要素を記述したトポロジ・データベースの作成と配布が定義されている。このトポロジ・データベースは、そのノードから、その経路指定ドメイン内またはそれを介して到達可能なすべてのアドレスへの経路を計算するのに必要な情報のすべてを提供する。ノードは、PTSE(PNNI Topology State Elements)を使用してデータベース情報を交換する。PTSEには、リンクまたはノードの状態パラメータ情報から導出されたトポロジ特性が含まれる。状態パラメータ情報は、測定基準または属性のいずれかとすることができる。PTSEは、PTSP(PNNI Topology State Packets)を形成するようにグループ化され、PTSPは、対等グループ全体に流され、その結果、ある対等グループ内のすべてのノードが、同一のトポロジ・データベースを有するようになる。すでに述べたように、すべての対等グループが、PGLと称するノードを有する。対等グループごとに、多くとも1つのアクティブPGLがある。PGLは、論理グループ・ノード(LGN)と呼ばれる単一のノードとして、親対等グループ内で現対等グループを表す。また、LGNは、親対等グループから現対等グループへPTSEを流す。PNNI階層を維持するための情報の集約と配布での特別な役割を除けば、PGLは、対等グループ内で特別な役割を有しない。

【0008】PNNIでの呼確立は、2つの動作すなわ

ち、最適経路の選択と、その経路に沿った各点での接続状態のセットアップからなる。PNNIネットワークでの最適経路の選択の精度を高めるために、PNNI標準規格では、単一のノードより洗練された構造を用いる対等グループの表現方法が提供される。この表現を「複合ノード表現」と称する(図2の右側を参照されたい)。これを用いると、このノードを通過するコストを公表でき、したがって、それぞれの複合ノード表現によって要約される対等グループ全体を通過するコストを公表できるようになる。

【0009】複合ノード表現の計算と、対等グループ内および対等グループ間で同一のデータベースを維持するための情報の集約および配布は、特に大規模ネットワークを扱う時に、非常に複雑で時間がかかる。言い換えると、経路計算は、ネットワークのサイズの増加に伴って遅くなり、トポロジ更新に使用されるノードおよびリンクの容量がますます増えている。

【0010】

【発明が解決しようとする課題】本発明の目的は、最小の可能な個数の例外バイパスを使用する複合ノード表現を計算するための高速で信頼性のある方法を提供することである。

【0011】本発明のもう1つの目的は、最小の可能な個数の例外バイパスを使用する複合ノード表現の高速で信頼性のある計算に基づく経路計算のための方法を提供することである。

【0012】本発明のもう1つの目的は、改良されたPNNIノードとPNNIネットワークを提供することである。

【0013】

【課題を解決するための手段】本発明は、境界ノードに関連する制限的コスト・データベース(たとえばコスト行列)に基づくPNNI対等グループの最適複合ノード表現の集合を構成する方式に関する。結果の複合ノード表現の集合は、最小の可能な個数の例外バイパスを使用する、可能なすべての複合ノード表現が含まれるという点で、最適である。

【0014】本発明の方式は、たとえばルータなど、すべての種類のネットワーク装置で 사용할 ことができる。この方式は、最適経路を使用するPNNIネットワークを介するパケットまたはフレームの経路指定にも使用することができる。この方式は、PNNI対等グループの境界ノードの間の最適経路の計算にも使用することができる。

【0015】本発明の長所は、詳細な説明で示す。

【0016】

【発明の実施の形態】本発明の基本概念を、以下で説明する。異なる実施例を示す前に、関連する用語および表現を定義し、説明する。

【0017】表現「制限的コスト」は、本明細書では、

リンクの帯域幅の特徴としてコストを記述するのに使用される。制限的コスト C は、たとえば、 $C = \text{最大値} - \text{帯域幅}$ または $C = 1 / \text{帯域幅}$ として定義することができる。制限的コストの定義によれば、ある経路の最も弱いリンクによってコストが定義される。制限的コストの反対語は、たとえばリンクの遅延に依存する、相加的コスト (additive cost) である。

【0018】単語「ノード」、「頂点」または「ネットワーク装置」は、本明細書では、ルータ、スイッチ、ブリッジ、ブルータまたは情報を送受信する他のシステムを指す包括的な用語として使用される。

【0019】単語「データベース」は、テーブル、リストまたは他のデータの集合を記述するのに使用される。このようなデータベースは、1つの同一のメモリ内に配置することができ、分散することもできる。

【0020】最適性基準：最小の個数の例外バイパスを有する複合ノード表現の集合を見つける。この集合を、本明細書では最適集合と称する。制限的コスト行列に対して、本発明の方法は、最小の個数の例外バイパスを使用する複合ノード表現の集合を提供する。したがって、これは最適集合である。

【0021】ネットワークは、有向グラフによってモデル化できる。以下の表記法を使用する。

・ネットワークのノードは、グラフの頂点として参照される。

・2つのネットワーク・ノードの間のリンクは、グラフの2頂点の間の辺として参照される。

【0022】 $G(V, E)$ が、所与の時点でのネットワ

$$L(P_{x,y}) \triangleq \begin{cases} \text{card}(P_{x,y}) - 1 & P_{x,y} \neq \{\phi\} \text{ の場合} \\ 0 & \text{それ以外の場合} \end{cases}$$

【0024】次に、制限的コストを辺に関連付ける。辺

$$\epsilon_{v_i, v_j} \in E$$

について、そのコストは、

【数6】

$$C_r(\epsilon_{v_i, v_j}) \in \mathbb{N}$$

になる（一般的には、

【数7】

$$C_r(\epsilon_{v_i, v_j}) \in \mathbb{R}^+$$

とみなすことができる。しかし、PNNIプロトコルでは整数表現だけが可能であるから、以下では整数値だけ

$$C_r^f(P_{v_i, v_j}) = C_r(\epsilon_{v_i, v_j}) \text{ および } C_r^l(P_{v_i, v_j}) = C_r(\epsilon_{v_j, v_i})$$

を定義することが可能である。経路のレベルでは、次のようになる。

【数10】

ークを表すグラフであるものとする。 V は頂点の集合であり、 E は方向を持った辺の集合である。したがって、すべての $v_i, v_j \in V$ について、 v_i と v_j が接続されている場合に、辺

【数1】

$$v_i \xrightarrow{\epsilon_{v_i, v_j}} v_j \in E$$

である。 v_x と v_y が、グラフ $G(V, E)$ の2頂点であるものとする。経路

【数2】

$$v_x \xrightarrow{P_{x,y}} v_y$$

は、下に示す n 頂点の並びである。

【数3】

$$\left\{ \begin{array}{l} P_0 = v_x \\ P_{n-1} = v_y \\ \exists \epsilon_{P_i, P_{i+1}} \in E \forall i \in [0, \dots, n-2] \end{array} \right\}$$

【0023】この経路が存在しない場合には、 $P_{x,y} = \{\phi\}$ である。この場合、この経路は実現可能でないという。経路の長さ $L(P_{x,y})$ は、次式によって表される経路の辺の数である。

【数4】

を検討する)。しかし、本発明は、非整数のコストにも適用可能であることに留意されたい。このコストが制限的と呼ばれるのは、ある経路の制限的コストが、横断される辺の制限的コストの最大値になるからである。したがって、 v_x から v_y への長さ n の実現可能な経路 $P_{x,y}$ について、その経路の制限的コストは次のようになる。

【数8】

$$C_r(P_{x,y}) = \max_{i \in [0, n]} \{C_r(\epsilon_{P_i, P_{i+1}})\}$$

【0025】経路が実現可能でない場合には、 $C_r(P_{x,y}) = \infty$ である。両方の向きで辺の制限的コスト

【数9】

$$C_r^f(P_{x,y}) = \max_{i \in [0,n]} \{C_r(\epsilon_{P_i, P_{i+1}})\} \text{ および}$$

$$C_r^i(P_{x,y}) = \max_{i \in [0,n]} \{C_r(\epsilon_{P_{i+1}, P_i})\}$$

【0026】もちろん、経路が実現可能でない場合には、

【数11】

$$C_r^f(P_{x,y}) = C_r^i(P_{x,y}) = \infty$$

$$C_r^s(\epsilon_{v_i, v_j}) = C_r^s(\epsilon_{v_j, v_i}) = \max\{C_r(\epsilon_{v_i, v_j}), C_r(\epsilon_{v_j, v_i})\}$$

【0027】所与のPNNI対等グループまたは区域のコスト項目を含むデータベース（たとえばコスト行列）を計算するための、多数の異なる方法が存在する。PNNI対等グループの境界ノードの対の間の制限的コストをすばやく信頼性のある形で計算する方法の例が、現在本特許申請書の譲受人に譲渡されている欧州特許出願番号第98114966、9号明細書に記載されている。この特許出願は、1998年8月10日に出願された。コスト行列 $M_N(C)$ の概略表現を後に示す。

【数14】

$$C_r^s(P_{x,y}) = \max_{i \in [0,n]} \{C_r^s(\epsilon_{P_i, P_{i+1}})\}$$

【0028】本発明によって解かれる問題：PNNI階層を使用して、PNNIグループ全体を単一のノードを用いて表現する。この原理を用いると、ネットワーク・トポロジを抽象化することができ、したがって、経路計算の複雑さが軽減される。層 k のノード（A、B、C、D）は、図1に示されているようにクラスタ化されて、層 $(k+1)$ のノードを形成する。層 k のPNNI対等グループAは、6つのノード（A1ないしA6）から構成される。そのうちの3つ（A1、A2およびA4）は各々、対等グループAを他の対等グループB、CおよびD（外部リンク）に接続するリンク10、11および12を有するので、特別な役割を有する。これらのノード（A1、A2およびA4）を、境界ノードと呼ぶ。層 $(k+1)$ でこのトポロジを抽象化する時には、対等グループAは、ノードAのみによって表現される。外部リンク10、11および12も、層 $k+1$ に図示されている。層 $(k+1)$ にこれらの外部リンクは10'、11'および12'と示される。

【0029】PNNI経路指定プロトコルでは、上位層でPNNI対等グループを表現する方法が2つ認められている。

・単純ノード20：この表現は、構成と使用が単純である。しかし、対等グループを横断するコストを示すことができない（図2の左側の図を参照されたい）。

・複合ノード30：この複合ノード表現では、対等グループを横断するコストが示される。したがって、経路選

である。最適経路を計算する時には、「対称の」コストを最小化するだけで十分な場合がある。すなわち、向きに無関係に、1つのコストだけを経路に関連付ける。方向を持った辺の場合には、対称化ステップが必要になる。したがって、グラフのすべての辺

【数12】

$$\epsilon_{v_i, v_j}$$

について、次式の対称制限的コストを検討する。

【数13】

択（計算）時に、このコストを考慮に入れることができる。短所は、もちろん、この複合ノード表現の生成と、経路を計算する時の使用の複雑さが増すことである（この場合、単純ノード表現の場合より頂点と辺の数が増えるので）（図2の右側の図を参照されたい）。

【0030】この複合ノード表現の原則は、単純ノードを、

- ・中核31が、ノード自体を表す頂点であり、
- ・中核31が、スポーク32を介して、それぞれが単純ノード表現のポート（P1、P2、P3）を表す頂点33、34および35の集合に接続され、
- ・任意選択として、ポートを表す頂点を、例外バイパスによって直接接続することができる表現に写像することである。現在の例では、頂点33および34が、例外バイパス36によって接続される。

【0031】問題は、所与のPNNI対等グループに対応する複合ノード表現を生成する方法である。この複合ノード表現は、さまざまな種類のコストについて構築することができる。非対称コスト対対称コストも検討することができる。現在の文脈では、対称制限的コストだけを検討する。スポーク32および例外バイパス36は実際、ネットワーク・トポロジ・グラフに属する垂直な辺であることに留意されたい。

【0032】その結果、経路計算時間は、複合ノード表現の密度に密接に関連する。したがって、経路計算時間を最小にするためには、できる限り辺の数が少ない複合ノード表現を作成する方法を見つけることが非常に重要である。

【0033】この方法は、表題「最適複合ノード表現の集合を生成する方法」の節に示されている。

【0034】以下では、N個の境界ノードを含むPNNI対等グループを検討する。ここで、 $M_N(C)$ は、境界ノードの各対の間で対等グループを横断するコストをまとめた関連コスト行列である。

【数15】

$$M_N(C) = \begin{bmatrix} 0 & c_{1,2} & \cdots & c_{1,N} \\ c_{2,1} & 0 & \cdots & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & \cdot & \cdot \\ \cdot & \cdot & 0 & c_{N-1,N} \\ c_{N,1} & \cdots & c_{N,N-1} & 0 \end{bmatrix}$$

【0035】コストが対称なので、この行列 $M_N(C)$ は対称である。

【0036】複合ノード表現： $R(M_N(C))$ が、行列 $M_N(C)$ に対応する複合ノード表現40であると仮定する。図3に示されているように、 a_k は、ノード n_k 42に関連するスポーク41のコストを表し、 $b_{i,j}$ は、ノードの対 (n_i, n_j) に関連するバイパス43のコストを表すものとする。すると、例外バイパスがないすべてのノード対 (n_i, n_j) について、 $c_{i,j} = \min(b_{i,j}, \max(a_i, a_j))$ 、 $\forall i, j (1 \leq i \neq j \leq N)$ であり、 $b_{i,j} = \infty$ である。 $B(R)$ は、複合ノード表現 R によって使用される例外バイパスの数を表すものとする。

【0037】所与のコスト行列に対応する複合ノード表現が複数存在する場合があることに留意されたい。たとえば、複合ノード表現の1つは、次のようになる。
 $R_{\max} : a_i = \infty \forall i (1 \leq i \leq N)$ および $b_{ij} = c_{ij}$ 、
 $\forall i, j (1 \leq i \neq j \leq N)$

【0038】この表現では、ノードのすべての対に対して例外バイパスが使用されている。その結果、使用される例外バイパスの数が可能な最大値になり、これは、 $B(R_{\max}) = N(N-1)/2$ に等しい。このアプローチの短所は、例外バイパスの数に反映された経路選択（計算）アルゴリズムの複雑さの増大である。ここでの目的は、例外バイパスの数を減らされた複合ノード表現の集合を得ることである。最適複合ノード表現の構造は、コスト行列に関連するグループ展開処理に緊密に結合されていることがわかった。次の節でこの問題に対処する。

【0039】グループ展開： c_{\min} が、行列 $M_N(C)$ に対応する最小コスト、 c_{\max} が、行列 $M_N(C)$ に対応する最大コストであるものとする。対角線要素は、値0を有し、考慮されない（すなわち、対角線要素は除外される）ことに留意されたい。これは、形式的には次のように表される。

【数16】

$$c_{\min} = \min_{\forall(i,j)} \{c_{i,j}\}, c_{\max} = \max_{\forall(i,j)} \{c_{i,j}\}$$

【0040】 F は、昇順でソートされた行列 $M_N(C)$

に含まれる異なるコスト項目の数であるものとする。

【数17】

$$c_{\min} = C_1 < C_2 < \dots < C_k < \dots < C_F = c_{\max}$$

【0041】関連するコストが C_1 と等しいノード対 (n_i, n_j) の集合を検討する。これらのノードは、図4に概略的に示されているように、任意の論理グループの任意のノード対のコストが C_1 に等しいという特性を有する論理グループに編成することができる。 G_1 が、 $G_1^{(1)}, \dots, G_1^{(g_1)}$ によって表されるこれらの論理グループの集合であるものとする。図4には、このような論理グループが3つ（ $g_1 = 3$ ）示されており、グループ $G_1^{(1)}$ および $G_1^{(3)}$ には、2つのノードが含まれ、グループ $G_1^{(2)}$ には、3つのノードが含まれる。制限的コストの場合、特定の論理グループに属するノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別のノードとの間のコストが同一である、すなわち、あるグループのすべてのノードが同一の特性を有することがわかっている。グループの集合 G_1 に属するノードのいずれかと、 G_1 の外の別のノードの間のコストが少なくとも C_2 に等しいことに留意することが重要である。これによって、図5に示されているように、ある論理グループのすべてのノードを1つの実体に合併し、その後、コスト C_2 に基づく同一の手順を適用することができるようになる。グループの集合 G_2 に属するノードのいずれかと、 G_2 の外部の別のノードとの間のコストは、少なくとも C_3 に等しいことに留意されたい。

【0042】この手順を連続して k 回適用することによって、コスト C_k に対応する論理グループ $G_k^{(1)}, \dots, G_k^{(g_k)}$ の集合 G_k が得られる。最後に、 C_F に対してこの手順を適用することによって、図6に示されるように、すべてのノードを含む最終論理グループ $G_F^{(1)}$ が得られる。この最終論理グループ $G_F^{(1)}$ を、本明細書では $PNNI$ 対等グループの論理グループ表現と称する。この論理グループ表現には、特性が保持されるすべての論理グループ $G_1^{(1)}, \dots, G_1^{(g_1)}, \dots, G_2^{(1)}, \dots, G_2^{(g_2)}, \dots, G_n^{(1)}, \dots, G_k^{(g_k)}, \dots, G_F^{(1)}$ が含まれる。

【0043】昇順でソートされたコスト項目のリストを検討することによって、前に説明した手順から論理グループ表現が導出される。しかし、降順または他の順序でソートされたコスト項目のリストを検討することによって、同一の論理グループ表現を得ることができることに留意されたい。

【0044】最適複合ノード表現： S_R が、コスト行列 $M_N(C)$ に関連するすべての可能な複合ノード表現 R の集合であるものとする。ここでの目的は、最小の可能な個数の例外バイパスを使用する表現 R_{\min} の集合

【数18】

$$S_{R_{\min}}$$

を見つけ、 B_{\min} によって表されるこの個数を判定することである。したがって、

【数19】

$$B_{\min} = \min_{R \in S_R} \{B(R)\}$$

であり、

$$B(R_{\min}) = B_{\min}$$

である。明らかに

【数20】

$$0 \leq B_{\min} \leq B(R_{\max}) = \frac{N(N-1)}{2}$$

である。

【0045】最適複合ノード表現の構造は、グループ展開処理に緊密に結合していることがわかっている。コスト C_k に対応する論理グループが形成される、この処理の第 k 回目の反復を検討する。集合 G_k に属する通常の論理グループ G に焦点を合わせ、図7に示されるように、論理グループ G に論理グループ $S_1, \dots, S_m, \dots, S_Q$ が含まれると仮定する。 G の最適複合ノード表現の集合を得るためには、論理グループ $S_1, \dots, S_m, \dots,$

$$B_{\min}(G) = \min_{1 \leq j \leq Q} \left\{ B_{\min}(S_j) + \sum_{i=1, i \neq j}^Q \frac{|S_i| \cdot (|S_i| - 1)}{2} \right\}$$

【0050】b. S_m が、次式の関係を満たす論理グループ（少なくとも1つのそのようなグループが存在する）であるものとする。

【数22】

$$B_{\min}(S_m) + \sum_{i=1, i \neq m}^Q \frac{|S_i| \cdot (|S_i| - 1)}{2} = B_{\min}(G)$$

【0051】c. 残りの $Q-1$ 個の論理グループ $S_1, \dots, S_{m-1}, S_{m+1}, \dots, S_Q$ に含まれるノードのスポークのコストに、 C_k をセットする。

【0052】d. 上の $Q-1$ 個の論理グループのいずれかに属するノードの対 (n_i, n_j) のすべてを、コスト $b_{\{i, j\}} = c_{\{i, j\}}$ を有する例外バイパスによって接続する。

【0053】e. スポークとバイパスを含めて、論理グループ S_m の最適複合ノード表現を、 $R_{\min}(G)$ の対応する対に転送する。

【0054】最適複合ノード表現の集合を生成する方法：コスト行列 $M_N(C)$ に対応する最適複合ノード表現の集合は、次の形で得ることができる。最下位レベルから始めて、ソートされたコスト項目 $c_{\min} = C_1 < C_2 < \dots < C_k < \dots < C_F = c_{\max}$ に基づいてグループ展開処理を行う。通常のステップ k で、コスト C_k に関連するノード・グループ $G_k^{(1)}, \dots, G_k^{(G_k)}$ が識別され、最

S_Q の最適複合ノード表現の知識が必要になることがわかっている。

【0046】以下でいくつかの定義を導入する。

$R_{\min}(G)$ G に含まれるノードに対応する最適複合ノード表現。

$B_{\min}(G)$ $R_{\min}(G)$ で使用されている例外バイパスの数。

$|S_m|$ S_m に含まれるノードの数。

$R_{\min}(S_m)$ S_m に含まれるノードに対応する最適複合ノード表現。

$B_{\min}(S_m)$ $R_{\min}(S_m)$ で使用されている例外バイパスの数。

【0047】複合ノード表現 $R_{\min}(G)$ の最適集合を得るためには、すべての論理（サブ）グループ $(S_1, \dots, S_m, \dots, S_Q)$ の量 $R_{\min}(S_m)$ および $B_{\min}(S_m)$ が既知でなければならない。

【0048】最適複合ノード表現 $R_{\min}(G)$ の集合を導出するためのアルゴリズムは次の通りである。

【0049】a. 複合ノード表現の最適集合に対応する例外バイパスの最小の個数は、次式によって与えられる。

【数21】

最適複合ノード表現の対応する集合が、上のアルゴリズムを適用することによって構成される。最終ステップでは、すべてのノードを含む最終グループ（本明細書では論理グループ表現と称する）に対応する、求めている最適複合ノード表現の集合が得られる。

【0055】コスト項目は、コストの昇順または降順のいずれかでソートされたリスト内でソートすることができることに留意されたい。コスト項目をソートするための異なる方法が存在する。単純な例では、コスト項目（レコード）が、レジスタまたはデータベース内で実際にそのコスト C によって順序付けされ、最も低い値を有する行列項目が先頭になり、最も高い値を有する行列項目がリストの末尾になる。この情報を表現するための他の方法が存在することは明白である。その1例が、論理的にソートされたリストである。この場合、リストの実際のコスト項目（レコード）は、コストによって順序付けされない。その代わりに、ポインタが使用される。このような論理的にソートされたリストは、ポインタだけを変更すれば十分なので、簡単に更新することができる。

【0056】数値の例：以下のコスト行列 $M_7(C)$ を検討する。

【数23】

$$M_7(C) = 4 \begin{bmatrix} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 \\ 1 & 0 & 3 & 7 & 7 & 8 & 8 & 8 \\ 2 & 3 & 0 & 7 & 7 & 8 & 8 & 8 \\ 3 & 7 & 7 & 0 & 4 & 8 & 8 & 8 \\ 4 & 7 & 7 & 4 & 0 & 8 & 8 & 8 \\ 5 & 8 & 8 & 8 & 8 & 0 & 4 & 6 \\ 6 & 8 & 8 & 8 & 8 & 4 & 0 & 6 \\ 7 & 8 & 8 & 8 & 8 & 6 & 6 & 0 \end{bmatrix}$$

【0057】この場合、 $c_{\min} = C_1 = 3$ 、 $C_2 = 4$ 、 $C_3 = 6$ 、 $C_4 = 7$ および $c_{\max} = C_5 = 8$ である。グループ展開を、図8に関連して説明される。

【0058】次に、表題「最適複合ノード表現の集合を生成する方法」の節で説明した方法を適用する。各ステップで、関連するノード・グループが識別され、対応する最適複合ノード表現が構成される。この方法のステップごとの適用を、図9ないし図13に示す。これらの図面の左側には、論理グループの形成が示され、これらの図面の右側には、対応する最適複合ノード表現が示されている。最適複合ノード表現の最終的な集合が、図13の右側に示されている。

【0059】本発明の他の態様：応用分野に応じて、本発明の方式は、ネットワーク、ドメインまたは対等グループの1ノードに使用することができ、その結果は、対等グループ内の他のノードにブロードキャストされる。同様に、各ノードは、他のノードから独立に最適複合ノード表現の集合を計算することができる。

【0060】本発明の方式は、ルータ、スイッチ、ブリッジ、ブルーアおよび情報を送信または受信する他のシステムなど、あらゆる種類のネットワーク装置で実施することができる。このようなネットワーク装置には、通常はプロセッサとなんらかの命令が含まれる。命令は、PNNI対等グループの最適複合ノード表現の計算のために、プロセッサによって実行される。ネットワーク装置には、さらに、PNNI対等グループの境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベースが含まれる。このデータベースは、たとえば行列を保持することができる。PNNI対等グループの最適複合ノード表現は、入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する境界ノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一になるという特性を有する入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、コスト項目を検討することによって、ネットワーク装置内で計算される。その後、最も低いコストを有する論理グループから始まる入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成することができ、PNNI対等グループの最適複合ノード表現が、その複合ノード表現から導出される。

【0061】本発明によるネットワーク装置には、リン

クに接続するためのポートと、本発明に従って計算された最適複合ノード表現をそのポートを介して前記リンクに送信するためのインターフェースを含めることもできる。ネットワーク装置には、本発明に従って計算された最適複合ノード表現を別のネットワーク装置から受信するためのポートとインターフェースを含めることもできる。このポートとインターフェースは、最適複合ノード表現のブロードキャストに使用することができる。

【0062】本発明によるネットワーク装置には、さらに、PNNI対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路を計算するための手段を含めることができる。通常、これらの手段は、ネットワーク装置のプロセッサによって実行される命令を有する命令セットの形で実施される。任意の経路計算アルゴリズムを使用して、それぞれのPNNI対等グループの最適複合ノード表現から最適経路を導出することができる。

【0063】少なくとも1つの上で説明したネットワーク装置を使用して、改良されたPNNIネットワークまたは改良されたPNNI対等グループを作ることができる。

【0064】本発明による最適複合ノード表現の集合は、送信元ノードから宛先ノードへの最適経路の計算に使用することができる。本発明の最適複合ノード表現の計算は、独自であり、経路計算は、検討される辺の数が少ないので高速である。最適経路は、入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する境界ノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一になるという特性を有する入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、コスト行列のコスト項目を検討することによって計算することができる。その後、最も低いコストを有する論理グループから始まる入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成することができる。それぞれのPNNI対等グループの最適複合ノード表現は、入れ子になった論理グループの複合ノード表現から導出することができる。次のステップで、それぞれのPNNI対等グループの最適複合ノード表現から最適経路を導出することができる。任意の経路計算アルゴリズムを使用して、それぞれのPNNI対等グループの最適複合ノード表現から最適経路を導出することができる。

【0065】最適複合ノード表現の集合は、時々、たとえば、リンクが変更されたか追加された場合や、より一般的には行列が変更された時に、再計算することができる。

【0066】最小の個数の例外バイパスを有することには、2つの主な長所がある。

- ・経路計算がかなり高速になる。
- ・よりコンパクトな表現が提供されるので、ネットワークを介して伝送されるデータが少なくなる（すなわち、

消費する帯域幅が減る)。

・この最適複合ノード表現は他の表現より少ないバイパスを有するので、ノードに必要なメモリが少なくなる。

【0067】まとめとして、本発明の構成に関して以下の事項を開示する。

【0068】(1) PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を生成する方法において、前記対等グループが、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、ノードのうちのいくつかは、境界ノードであり、さらに、境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベース(コスト行列)を含み、前記方法がさらに、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討するステップと、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成するステップと、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記 PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を導出するステップとを含む方法。

(2) 前記コスト項目が、ステップa. を実行する前に昇順または降順でソートされる、上記(1)に記載の方法。

(3) 1つまたは複数の論理グループが定義され、その後、前記論理グループ表現が得られるまで後続論理グループ内で入れ子にされるように、前記コスト項目が、ステップa. で昇順で検討される、上記(1)に記載の方法。

(4) 各論理グループの前記最適複合ノード表現が、前記それぞれの論理グループが定義された直後に構成される、上記(3)に記載の方法。

(5) ステップb. が、ステップa. と並列に実行される、上記(3)に記載の方法。

(6) コスト項目がステップa. で昇順または降順または他の順序のどれで検討されたかに無関係に、前記論理グループ表現が同一である、上記(1)に記載の方法。

(7) ステップa. が、前記入れ子になった論理グループの論理グループを定義するために、

i. コスト項目を有する前記データベースから、特定のコスト項目を取り出すステップと、

ii. 前記特定のコスト項目に等しいコスト項目によって接続されている境界ノードの対のすべてを選択するステップと、

iii. 前記論理グループを定義するために、ステップii. で選択された境界ノードのすべての対をグループ化するステップとを含む、上記(1)に記載の方法。

(8) 前記 PNNI 対等グループ内に n 個の境界ノードがある場合に、前記データベースが対称の $n \times n$ コスト行列になる、上記(1)に記載の方法。

(9) 前記コストが、制限的コストである、上記(1)に記載の方法。

(10) コスト項目を有する前記データベースが、ステップa. を実行する前に計算される、上記(1)に記載の方法。

(11) 最適複合ノード表現の集合が生成される、上記(1)に記載の方法。

(12) ステップa. が、グループ展開処理である、上記(1)に記載の方法。

(13) ステップa. で、前記入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが、この特定の論理グループ内の境界ノードの対の間のコストより大きい、上記(1)に記載の方法。

(14) PNNI 対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路を計算するための方法において、前記 PNNI 対等グループが、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、前記ノードのうちのいくつかは、境界ノードであり、さらに、境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベース(コスト行列)を含み、前記方法が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討するステップと、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成するステップと、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記 PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を導出するステップと、

d. PNNI 対等グループの前記最適複合ノード表現から前記最適経路を導出するステップとを含む方法。

(15) ステップd. で、前記最適経路を導出するために経路計算アルゴリズムが使用される、上記(14)に記載の方法。

(16) ・プロセッサと、

・ PNNI ネットワークの一部であり、ノードとノードの対を接続するリンクとを含み、前記ノードのうちのいくつかは境界ノードである、PNNI 対等グループの最適複合ノード表現を計算するための、プロセッサによって実行される命令と、

・ 前記 PNNI 対等グループの境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデー

データベースとを含み、前記計算が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが同一であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討し、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成し、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現を導出するものである、PNNIネットワークで使用するためのネットワーク装置。

(17) リンクへの接続のためのポートと、前記ポートを介する前記リンクへの前記最適複合ノード表現の送信のためのインターフェースとを含む、上記(16)に記載のネットワーク装置。

(18) リンクへの接続のためのポートと、別のネットワーク装置から前記リンクを介して最適複合ノード表現を受信するためのインターフェースとを含む、上記(16)に記載のネットワーク装置。

(19) 前記PNNI対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路の計算のための命令セットを含む、上記(16)に記載のネットワーク装置。

(20) ノードとノードの対を接続するリンクとを有するPNNI対等グループを含むPNNIネットワークにおいて、前記ノードのうちのいくつかが境界ノードであり、1つの境界ノードが、

・プロセッサと、

・前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現の計算のための、前記プロセッサによって実行される命令と、

・前記PNNI対等グループの境界ノードのすべての対の間の制限的コストを記述したコスト項目を有するデータベースとを含み、前記計算が、

a. 入れ子になった論理グループの特定の論理グループに属する前記境界ノードのうちのいずれかと、この特定の論理グループの外部の別の境界ノードとの間のコストが一定であるという特性を有する前記入れ子になった論理グループを有する論理グループ表現を得るために、前記コスト項目を検討し、

b. 最も低いコストを有する前記論理グループから始まる前記入れ子になった論理グループの各論理グループの最適複合ノード表現を構成し、

c. ステップb. で構成された前記複合ノード表現から

前記PNNI対等グループの最適複合ノード表現を導出するものである、PNNIネットワーク。

(21) 前記最適複合ノード表現が、前記1つの境界ノードから前記PNNI対等グループ内の他の境界ノードへ送信される、上記(20)に記載のPNNIネットワーク。

(22) 前記PNNI対等グループの2つの境界ノードの間の最適経路の計算のための手段を含む、上記(20)に記載のPNNIネットワーク。

【図面の簡単な説明】

【図1】PNNIネットワークの様々な態様の説明に使用される、PNNIネットワークの概略表現を示す図である。

【図2】PNNIとの接続に使用される2つの異なる形式の表現を示す図である。

【図3】概略的な複合ノード表現を示す図である。

【図4】本発明による、グループ展開処理の概略表現を示す図である。

【図5】本発明による、グループ展開処理の概略表現を示す図である。

【図6】本発明による、グループ展開処理の概略表現を示す図である。

【図7】本発明による、PNNI対等グループの論理グループ表現を示す図である。

【図8】本発明による、グループ展開を示すのに使用される論理グループ表現を示す図である。

【図9】本発明による、最適複合ノード表現の集合を生成するための方法の1ステップの適用を概略的に示す図である。

【図10】本発明による、最適複合ノード表現の集合を生成するための方法の1ステップの適用を概略的に示す図である。

【図11】本発明による、最適複合ノード表現の集合を生成するための方法の1ステップの適用を概略的に示す図である。

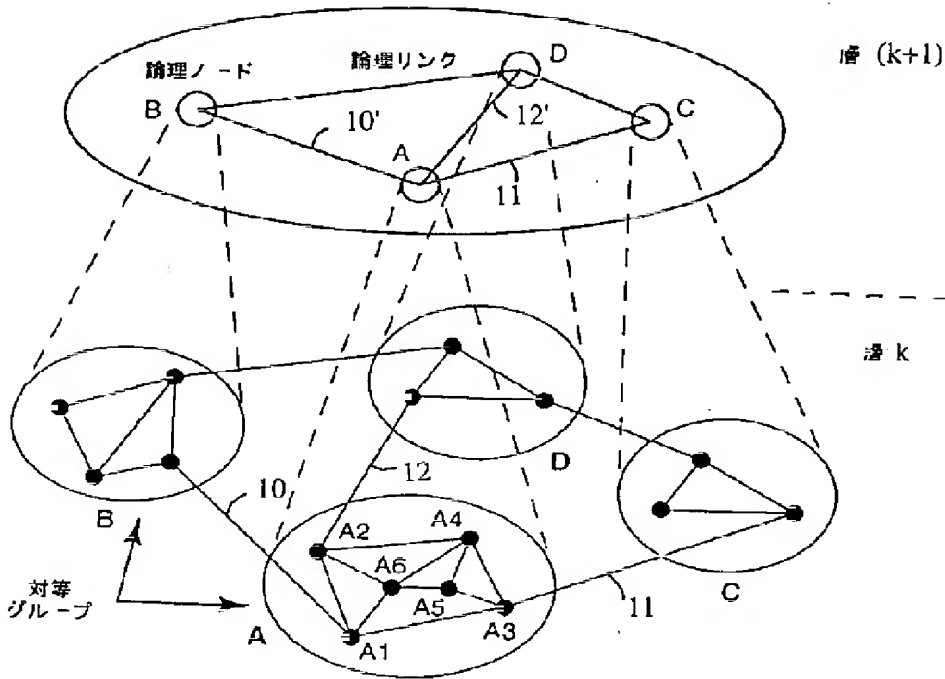
【図12】本発明による、最適複合ノード表現の集合を生成するための方法の1ステップの適用を概略的に示す図である。

【図13】本発明による、最適複合ノード表現の集合を生成するための方法の1ステップの適用を概略的に示す図である。

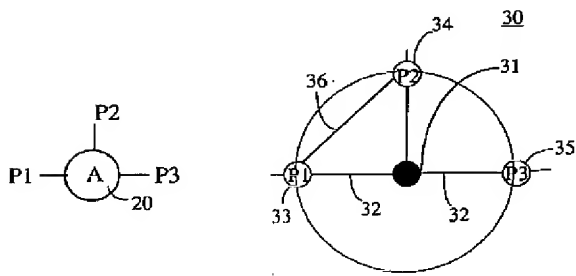
【符号の説明】

- 10 中核
- 11 スポーク
- 12 例外バイパス
- 13 頂点

【図1】

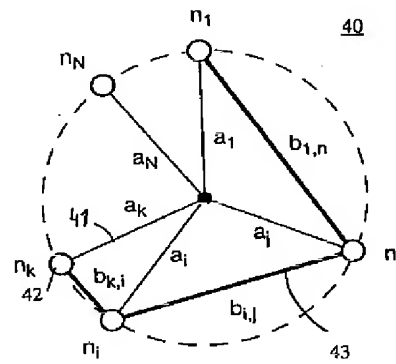


【図2】

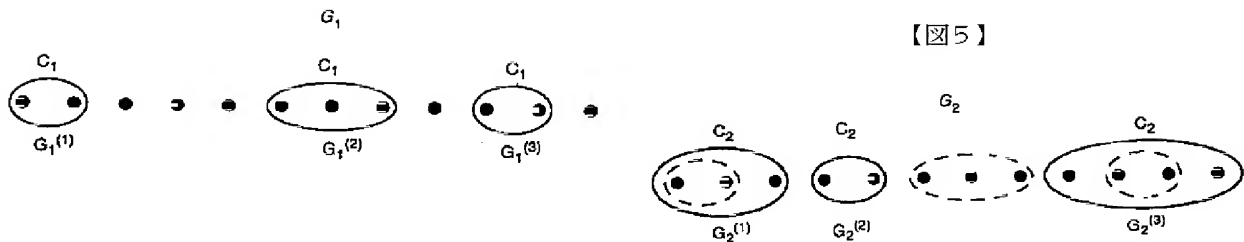


【図4】

【図3】



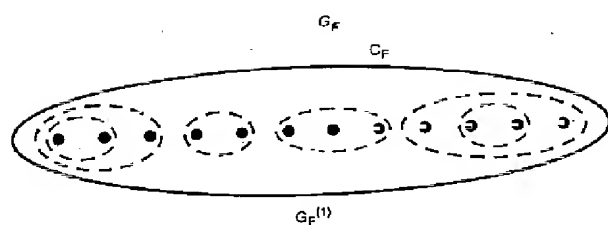
【図5】



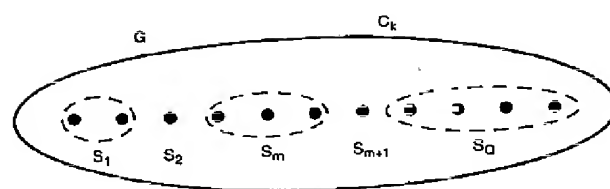
【図9】

ステップ1: $C_1 = 3$, $G_1^{(1)} = \{n_1, n_2\}$, $H_{min}(G_1^{(1)}) = 0$, $R_{min}(G_1^{(1)})$: $\begin{matrix} x & 3 \\ n_1 & \text{---} & n_2 \end{matrix}$ ($x \leq 3$)

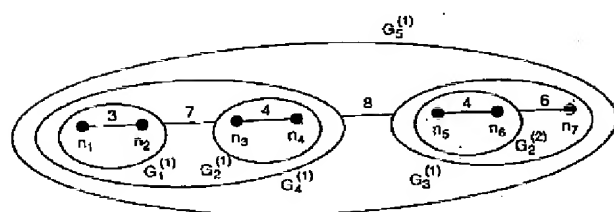
【図6】



【図7】



【図8】



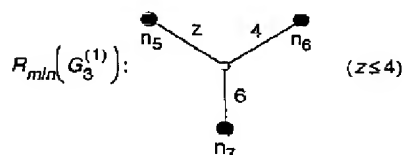
【図10】

ステップ2: $C_2 = 4$, $G_2^{(1)} = \{n_3, n_4\}$, $B_{min}(G_2^{(1)}) = 0$, $R_{min}(G_2^{(1)})$: $(y \leq 4)$

$G_2^{(2)} = \{n_5, n_6\}$, $B_{min}(G_2^{(2)}) = 0$, $R_{min}(G_2^{(2)})$: $(z \leq 4)$

【図11】

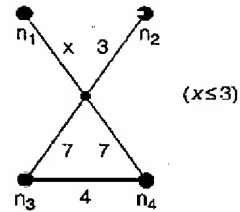
ステップ3: $C_3 = 6$, $G_3^{(1)} = G_2^{(2)} \cup \{n_7\} = \{n_5, n_6, n_7\}$, $B_{min}(G_3^{(1)}) = \min\{B_{min}(G_2^{(2)}) + 0, 0 + 1\} = 0$



【図12】

ステップ4: $C_4 = 7$, $G_4^{(1)} = G_1^{(1)} \cup G_2^{(1)} = \{n_1, n_2, n_3, n_4\}$,

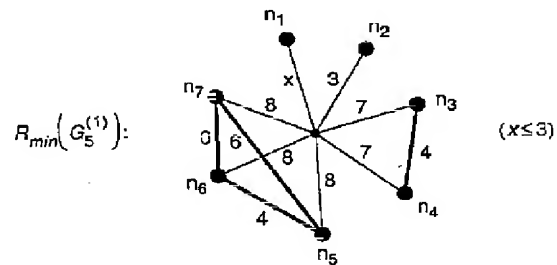
$$B_{\min}(G_4^{(1)}) = \min \{B_{\min}(G_1^{(1)}) + 1, B_{\min}(G_2^{(1)}) + 1\} = 1, R_{\min}(G_4^{(1)}):$$



【図13】

ステップ5: $C_5 = 8$, $G_5^{(1)} = G_3^{(1)} \cup G_4^{(1)} = \{n_1, n_2, n_3, n_4, n_5, n_6, n_7\}$.

$$B_{\min}(G_5^{(1)}) = \min \left\{ B_{\min}(G_3^{(1)}) + \frac{4 \cdot (4-1)}{2}, B_{\min}(G_4^{(1)}) + \frac{3 \cdot (3-1)}{2} \right\} = \min \{0+6, 1+3\} = 4$$



フロントページの続き

(72)発明者 バオロ・スコットン
 スイス シー・エイチ8803 リュシュリコ
 ン トゥルンハレンヴェーク3